# 동적 멀티캐스트를 위한 주 송신원 기반 트리

남홍순[†] · 김대영[††] · 이규욱[†††]

**요 약**

본 논문에서는 대규모의 동적 멀티캐스트를 효율적으로 제공하기 위한 국부적 경로 배정 방법인 주 송신원 기반 트리(Dominant Source-Based Tree : DSBT)를 제안하고 종단간 경비 특성을 분석하였다. 대규모의 동적 멀티캐스트는 그룹 구성 멤버가 많고 가입과 탈퇴가 빈번하기 때문에 중앙에서 경로를 배정하기에는 계산이 복잡하고, 경로 재배정 없이 종단간 경비를 제한하기 곤란하다. 이러한 문제를 개선하기 위하여 DSBT는 멀티캐스트 그룹을 주 송신원(Dominant Source : DS)과 정규화 경비 여유도(Normalized Cost Margin : NCM)의 쌍인 (*DS, NCM*)으로 표현하여, 그룹에 가입하려는 노드에 DS에 대하여 NCM을 만족하는 국부적인 경로를 배정한다. 이 방법은 트리상의 모든 경로가 NCM을 만족하므로 멤버가 추가되는 경우에도 기존 경로를 재배정하지 않고 종단간 경비를 제한한다. 시뮬레이션 결과 제안된 알고리즘은 Nave 알고리즘보다 전체적인 경비를, Greedy 알고리즘보다 종단간 경비를 개선할 수 있음을 보인다.

# Dominant Source Based Tree for Dynamic Multicasting

Hong-Soon Nam[†], Dae-Young Kim[††] and Kyu-Ouk Lee[†††]

**ABSTRACT**

This paper proposes a dominant source-based tree (DSBT) that constructs a localized multicast routing tree for dynamic multicasting without rerouting. To constrain end-to-end delays a multicast tree needs to be reconstructed when a new node joins the group due to additive tree constraint. In DSBT, a multicast group *G* is expressed by a (*DS, NCM*) pair, where *DS* is a dominant source address and *NCM* is a normalized cost margin. A node wishing to participate in a group selects a path that complies with *NCM* toward *DS* such that the end-to-end cost is constrained without any rerouting. Simulation results show that the proposed method performed better in terms of the overall tree cost compared with the Nave algorithm and in terms of the end-to-end delays between any two members compared with the Greedy algorithm.

## 1. 서 론

인터넷 트래픽의 폭발적인 증가와 함께 인터넷상에서 전자 메일이나 화상 회의를 위한 화상/음성 데이터, 원격 교육, 주문형 비디오 등과 같이 동일한 데이터를 다수의 다른 수신자들에게 동시에 전달하는 서비스가 많다. 이와 같이 동일한 데이터를 서비스 받고자 하는 다수의 수신자에게 망 자원을 효율적으로 이용하여 전달하는 방법이 멀티캐스트 전송이다. 멀티캐스트 전송은 다수의 수신자들에게 필요한 데이터를 동시에 전달하고 데이터의 중복 전송을 배제시켜 망 자원을 효율적으로 활용하기 위해서 멀티캐스트 트리(이하 트리)를 구성하고, 트리에 따라 데이터를 전달한다. 멀티캐스트에서 트리를 사용함으로써 송신자는 다수의 수신자에게 데이터 전송 시간을 절약할 수 있으며, 동일 경로를 경유하는 데이터는 한번만 전달함으로써 망에서 트래픽을 최소화할 수 있다[1].

멀티캐스트 트리를 효율적으로 구성하기 위한 다양한 알고리즘들은 송신원과 수신원 사이의 경로를

† 정회원, 한국전자통신연구원 선임연구원
†† 충남대학교 정보통신공학과 교수
††† 한국전자통신연구원 책임연구원

최소화하는 문제와 트리의 전체 경비를 최소화하는 문제를 연구해 오고 있다. 즉, 노드를 $V$, 노드를 연결하는 링크를 $E$라고 할 때, 주어진 그래프 $G=(V, E)$에서 하나의 송신원과 $M$개의 수신원 집합에서 경비를 $C$, 지연을 $D$라고 하면 전체 경비를 나타내는 $\sum C(e)$를 최소화하고 지연을 나타내는 $\sum D(e)$를 최소화하는 문제가 있다. 전자를 위한 Bellman-Ford 와 Dijkstra 알고리즘 등의 최단 경로 트리 (Shortest Path Tree : SPT) 알고리즘과 후자를 위한 최소 경비 트리(Minimum Cost Tree : MCT) 알고리즘으로서 최소 신장 트리(minimum spanning tree)와 스타이너 트리(steiner tree) 알고리즘이 있다. 스타이너 트리는 최소 경비를 가지는 트리를 결정할 수 있으나 NP-complete 문제가 있어, KMB, KPP 알고리즘 등과 같이 최적해에 근사한 결과를 제공하는 경험적 기법들이 연구되어 왔다[1-5]. 이들 알고리즘들은 송신원이 모든 멤버에 대한 정보를 가지고 트리를 구성해야 하며, 모든 송신원에 대한 각각의 트리를 구성해야 한다.

최근에는 멀티캐스트 그룹의 규모가 커지고 이에 따른 멤버 및 노드 수의 증가로 많은 트래픽과 지연 등의 문제가 있어 서비스 품질(Quality of Service: QoS)과 신뢰성 있는 멀티캐스트가 요구된다. 멀티캐스트에서 QoS 를 제공하기 위해서는 트리의 경비뿐만 아니라 지연과 대역 등을 고려하여야 한다. 이러한 요구 사항을 고려한 QoS 라우팅 알고리즘으로는 BSMA, DVMA, WAVE 등이 연구되었으나[6-8], NP-complete 문제가 있어 경험적 기법에 의존한다. 이들 알고리즘 역시 모든 멤버에 대한 정보와 송신원별 트리가 요구되며, 멀티캐스트 접속 시간 안에 그룹 멤버가 동적으로 변화하는 경우를 고려하지 않고 있다. 동적 멀티캐스트를 고려한 알고리즘들은 멤버의 변화가 있을 때 경로를 재배정하는 방법과 Nave 알고리즘과 Greedy 알고리즘 등과 같이 경로를 재배정하지 않는 방법이 연구되었다[9-13]. Nave 알고리즘[9]은 새로 가입하는 노드를 송신원에 대하여 최단 경로로 연결시키므로 종단간 지연 특성은 좋으나 전체적인 경비가 증대된다. Greedy 알고리즘[10]은 새로 가입하는 노드를 가장 가까운 노드에 연결하여 전체적인 경비를 절약할 수 있으나 증가성 트리 제한(additive tree constraint) 특성을 가지므로 종단간 경비가 증대되는 문제점이 있다. 경로를 재배정하는 경우에는 지연과 경비에 대한 효과적인 트리를 구성할 수 있으나 경로 재배정에 따른 동기 문제가 있다.

SPT는 송신원과 수신원 사이를 최단 거리로 경로를 배정하므로 지연 특성은 좋으나 전체 트리의 경비가 최적화되지 못하고 중간 노드가 송신원 수와 멀티캐스트 그룹 수 $O(S*G)$에 비례하는 테이블 엔트리를 관리해야 하는 문제점이 있다. 한편 MCT는 모든 멤버를 연결하는 하나의 공유 트리를 형성함으로써 전체적인 망의 경비를 최적화할 수 있으나 계산이 복잡하고 송신원과 수신원간 지연이 증가하는 문제점이 있다. 이러한 문제점들을 고려하여 제안된 센터 중심의 멀티캐스트 프로토콜인 CBT와 PIM-SM [15-17]은 중간 노드에서 관리해야 할 테이블 엔트리 수는 그룹 수 $O(G)$에 비례한다. 그러나, 센터를 선정하고 관리해야 하는 비용과 센터로 트래픽이 집중될 수 있는 가능성, 그리고 센터와 그룹 멤버들간 최단 거리 경로를 배정하므로 전체적인 망 경비가 증가되는 문제점이 있다.

본 논문에서는 이러한 문제를 현실적으로 접근하기 위하여 하나의 양방향 공유 트리를 구성하는 주 송신원 기반 트리(dominant source-based tree : DSBT)를 제안한다. DSBT는 그룹 생성자가 지정하는 주 송신원(dominant source : DS)과 정규화 경비 여유도(Normalized Cost Margin : NCM)에 따라 DS를 중심으로 SPT와 MCT를 병행하여 트리를 국부적으로 구성한다. 제안된 방법에서 새로 가입하는 노드는 DS를 중심으로 SPT를 형성하며, 그 경로상에 2개 이상의 링크를 병합하는 병합 노드를 발견하면 그 노드의 정보를 기반으로 국부적인 MCT를 형성한다[14]. 이와 같이 국부적인 경로 배정으로 병합 노드가 관리해야 할 멤버의 정보를 줄이고 계산을 용이하게 한다. DSBT는 SPT와 MCT의 장점을 가질 수 있다. 임의의 2 리프 노드 $u$, $v$와 DS간의 최단 경로의 경비를 각각 $C^*(ds, u)$, $C^*(ds, v)$라고 할 때 임의의 두 멤버 $u$, $v$의 종단간 경비 $C^T(u, v)$는

$$\frac{C^T(u,v)}{C^*(cs,u)+C^*(cs,v)} \le NCM$$

으로 제한된다. 또 지연과 경비가 독립적인 경우를 위하여 지연에 대한 DSBT를 구현할 수 있다. 제 2장에서는 논 논문에서 제안한 DSBT에 대하여 기술하고, 제 3장에서는 DSBT의 종단간 경비를 살펴보았다. 제 4장에서는 Nave 알고리즘으로 형성한 SPT,

Greedy 알고리즘으로 형성한 MCT 및 DSBT를 랜덤 그래프로 생성된 망 모델에 적용하여 트리의 종단간 경비에 대한 실험 결과를 기술하고, 제 5장에서는 DSBT에 대한 전체적인 검토와 결론을 맺고자 한다.

## 2. 주 송신원 트리

멀티캐스트 그룹이 커짐에 따라 송신원에서 경로를 배정하는 방법은 송신원이 관리해야 할 정보가 많고 계산이 복잡하다. 또한 지연이 증가성 트리 제한 특성을 가지므로 동적 멀티캐스트에서 경로를 재배정하지 않고 각각의 수신원이 요구하는 지연 요구 사항을 제공하는 것은 곤란하다. 다중점 대 다중점 통신과 같이 다수의 송신원이 존재하는 경우 Nave 알고리즘으로 트리를 설정하면 중간 노드가 관리해야 하는 정보가 $O(S*G)$가 될 뿐만 아니라 송신원에 따라 지연이 크게 달라질 수 있다. 따라서 DSBT는

i ) 경로 재배정없이 지연 요구 사항 제공

ii ) 지연 요구 사항을 만족하면서 트리 경비 절약

iii ) 국부적인 경로 배정으로 경로 계산 용이

iv ) 그룹 멤버에 대한 정보를 분산하여 관리

하는 것을 목표로 양방향 공유 트리를 형성한다.

### 2.1 DSBT 프로토콜

주 송신원 트리(DSBT)에서는 주 송신원(Dorminat Source : DS)과 정규화 경비 여유도(Normalized Cost Margin : NCM)를 그룹 생성자가 지정하여 하나의 멀티캐스트 그룹을($DS$, $NCM$) 쌍으로 표기하여 공개한다. DS는 하나의 멀티캐스트 그룹에서 다수의 송신원 중 전송할 트래픽이 가장 많은 송신원 혹은 QoS측면에서 지연에 가장 민감한 송신원을 나타내며 해당 IP 주소로 표기한다. NCM은 멀티캐스트 그룹의 서비스에 필요한 지연 요구 사항을 반영하여 그룹 생성자가 지정하며, 가입하려는 노드와 DS 간 최단 경로의 종단간 경비에 대한 비로서 활용한다. 우선 DSBT를 구성하기 위한 용어를 다음과 같이 정의한다.

- 리프 노드(leaf node) : 멤버 호스트를 가진 노드
- 병합 노드(merging node) : 2개 이상의 자식 노드를 가진 노드 혹은 하나의 자식 노드와 멤버를 가진 노드
- 중계 노드(relay node) : 하나의 자식 노드만을 가진 노드
- 주 송신원(DS) : 그룹 생성자가 지정한 주 송신원
- 정규화 경비 여유도(NCM) : 최단 경로에 대한 경비 여유도로서 그룹 생성자가 멀티캐스트 서비스 특성에 따라 설정

그림 1은 노드의 상태 천이도를 나타낸다. 그림 1과 같이 오프 트리 노드에서 하나의 멤버가 가입하는 경우 리프 노드가 되며 하나의 노드가 가입하는 경우 중계 노드가 된다. 멤버가 탈퇴하는 리프 노드의 경우 하나 이상의 멤버가 존재하면 탈퇴 멤버만 제거하며, 멤버가 하나도 없으면 그 리프 노드와 그 리프 노드의 부모 병합 노드까지의 경로를 트리에서 삭제한다. 이때 그 병합 노드가 2개 이상의 자식 노드를 가지거나 하나의 자식 노드와 하나 이상의 멤버를 가지면 그 병합 노드는 해당 자식 노드만을 삭제하며, 멤버만 존재하는 경우 리프 노드로 변경되며 자식 노드만 존재하는 경우 중계 노드가 된다. 중계 노드는 리프 노드와 병합 노드 사이에 위치하며 하나의 자식 노드를 가진다. 리프 노드에 멤버가 가입하거나 새로운 자식 노드가 가입하는 경우 병합 노드가 된다. 반대로 자식 노드가 탈퇴하면 중계 노드는 트리에서 제거된다.

DSBT에서 그룹에 가입하고자 하는 멤버는 그룹 DS 주소와 NCM를 표기하여 가입을 요청하며, 이 멤버를 발견한 리프 노드는 최단 경로를 통하여 유니캐스트로 주 송신원측에 가입을 요청한다. 이때 요청 경로상의 첫 번째 병합 노드는 $NCM$을 만족하는 트리의 노드 중 리프 노드에 가장 가까이 위치한 노드를 찾아서 해당 리프 노드에 통보하면, 해당 리프 노드는 그 노드에 최단 경로로 가입한다. 즉, 부모 병합
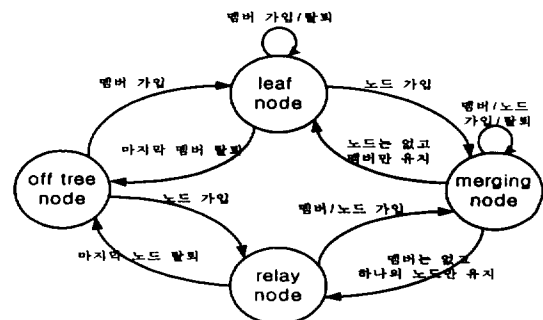
그림 1. 노드 상태 천이도

노드를 중심으로 한 지역에서 NCM을 만족하는 경로 중 지역내 전체 경비를 최소로 하는 경로를 선택한다.

그림 2에서 흑색 노드는 DS이며, 회색 노드는 병합 노드, 빗금 친 노드는 중계 노드, 그리드로 표기된 노드는 리프 노드, 흰색 노드는 트리에 가입되지 않은 오프 트리 노드를 나타낸다. 그림 2는 3개의 영역으로 분리된 DSBT로서 R1~R5는 리프 노드, NM1~3은 병합 노드를 나타낸다. 그림에서 DS와 R1~R4가 이미 트리를 형성하고 있는 상태에서 R5가 새로이 그룹에 가입하려는 경우, R5는 최단 경로를 통하여 DS측으로 *member-query*로서 멤버를 질의한다. 이때 병합 노드 R1은 *member-reply*로 자신의 영역에 R4가 멤버로 가입하고 있다는 정보를 R5에게 전달한다. R5는 R4로 *join-request*로서 가입을 요청하며, R4는 R5로 가입되었음을 알리는 *join-acknowledgment*를 전달한다. 또 R4는 R1에 *MN-inform*으로 자신이 병합 노드로 상태가 변화되었음을 알리면, R1이 *MN-acknowledgment*을 보냄으로써 R5가 트리에 가입을 완료하게 된다. 이때 R1은 자신의 멤버에서 새로운 영역의 멤버를 삭제한다. 반대로 탈퇴하는 경우 *quit-request*와 *quit-acknowledgment*를 주고 받아 탈퇴한 리프 노드와 중간 경로를 트리에서 삭제한다. 링크의 경비가 모두 1이라고 가정하는 경우 R5가 R4를 통하여 그룹에 가입하면 R1에 연결되는 것보다 경비가 1 감소되고 지연은 1 증가된다. 만약 R5가 R4로 연결되면 R4는 자신과 R5을 멤버로 하는 새로운 병합 노드가 되며 새로운 영역 4를 형성한다. 이와 같이 모든 멤버는 자신의 병합 노드와 최단 경로로 연결되며, 그 병합 노드는 다시 자신의 상위 병합 노드와 최단 거리로 연결되어 트리를 형성한다.
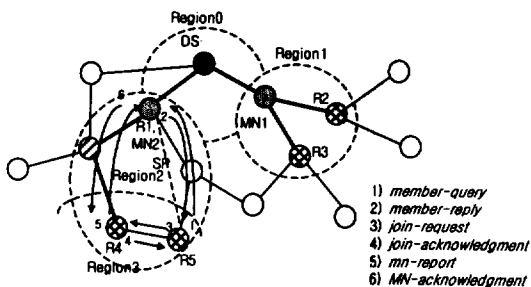
그림 2. 국부적으로 세분된 DSBT

병합 노드는 자신의 영역의 멤버만을 관리하며 자식 병합 노드의 멤버는 자식 병합 노드에서 관리한다. 리프 노드가 가입할 때 NCM을 만족하는 가장 가까운 노드를 자신의 영역에서 찾는 경우와 자식 병합 노드의 영역까지 포함하여 찾을 수 있다. 자식 병합 노드로 계속 차수를 증대하면 트리의 특성이 Greedy 알고리즘에 접근하지만 프로토콜이 복잡해지고 시간 복잡도가 증가될 수 있다. 본 논문에서는 트리 정보를 자신의 영역만을 고려한다.

### 2.2 제한적 동적 멀티캐스트 경로 배정 알고리즘 (Constrained Dynamic Multicast Routing Algorithm)

제한적 동적 멀티캐스트 경로 배정 알고리즘(Constrained Dynamic Multicast Routing Algorithm : CDMRA)은 DSBT를 형성하기 위하여 2단계로 구성된다. 단계 1은 DS와 최단 경로상에 있는 병합 노드를 찾는 단계이며, 단계 2는 병합 노드를 지역으로 한 기존의 트리와 해당 리프 노드간 NCM을 만족하는 최소 경비 경로를 찾는 단계로 구성된다. 멀티캐스트 그룹에 가입하고자 하는 리프 노드를 트리에 가입시키기 위한 알고리즘은 다음과 같다.

// Definition::
// $P^*(u, v)$ : Shortest path from $u$ to $v$
// $M_P^*(u, v) = \{m | m \in P^*(u, v), m \neq u\}$
// $M_{\alpha}(u) = \{m | m \in P^*(u, \alpha), \alpha_k$ is a child member node}
// $M_C(u) = \cup M_{\alpha}(u), 1 \le k \le p$, $p$ is the number of child member nodes
// $C(u, v)$ : cost of the path from $u$ to $v$
// $C^T(u, v)$ : cost of the path in the tree from u to v
// $C^*(u, v)$ : cost of the shortest path from u to v
// Current multicast tree $T_i$
// A new node $v_i$ wants to join the tree
// A new multicast tree $T_{i+1}$ is created as follow

Event: request ($v_i$)
If ($v_i \in T_i$) then $T_{i+1} = T_i$
else go to Algorithm
Algorithm::
{
Step I: Finding a merging node $m^T$
$M = \{m | m \in P*(v_i, ds), | M_C(m)| \ge 2\}$
select $m^T \leftarrow m \in M, min\{C(m, v_i)\}$

Step II: Generating a new multicast tree $T_{i+1}$

If $(C*(v_i, m^T) \le min\{C*(v_i, p)\})$, $p \in M_C(m^T)$
  Step II-1: generate $T_{i+1} = T_i \cup \{C*(v_i, m^T)$ end algorithm
  else
  $M_C^-(m^T) = \{q|C*(v_i,q)<C*(v_i, m^T), q \in M_C(m^T)\}$
  Step II-2: if $(M_C^-(m^T) = 0)$ go to Step II-1
    select $q^T \leftarrow q \in M_C^-(m^T)$, $\min\{C*(v_i, q)\}$
    {
    for all $r \in M_P(v_i, q^T)$
    if $\left(\frac{C^*(r,q^T)+C^T(q^T,m^T)}{C^*(r,m^T)} \le NCM\right)$
      generate $T_{i+1} = T_i \cup P^*(v_i, q^T)$ end algorithm
    else $M_C^-(m^T) = M_C^-(m^T) - \{q^T\}$ go to Step II-2
    }
}

즉, DS와 최단 경로상에 있는 병합 노드 $m^T$ 영역의 트리에 가입된 노드 중에서 해당 리프 노드 $v_i$와 가장 가까운 노드부터 정규화 경비 여유도를 만족하는 노드 $q^T$를 찾아서 기존 트리 $T_i$에 해당 리프 노드와 $q^T$까지의 최단 경로 $P^*(v_i, q^T)$ 를 추가하여 새로운 트리 $T_{i+1}$ 를 구성한다. 이때 새로운 경로 $P^*(v_i, q^T)$ 상의 노드가 이미 트리에 가입된 노드가 있으면 그 노드의 병합 노드에서 $C^*(ds, v_i)$와 NCM을 만족하는지를 판정 후 다시 알고리즘을 수행한다. 수행 후 만족하지 못하는 경우 $m^T$ 에 대하여 최단 경로로 가입한다.

## 3. 종단간 경비 제한

대규모의 동적 멀티캐스트는 멤버의 가입과 탈퇴가 빈번하기 때문에 경로를 재배정하지 않고 종단간 지연을 만족하기 곤란하다. DSBT에서는 기존 알고리즘의 지연 제한(delay constraint)과 달리 정규화 경비 여유도(Normalized Cost Margin : NCM)를 도입하여 그룹 생성자가 요구되는 NCM을 지정할 수 있도록 한다. 멤버가 멀티캐스트 그룹에 가입할 때 만나는 병합 노드에서 그 노드를 중심으로 한 국부적 MCT를 찾을 때 이를 참조한다. MCT는 Greedy 알고리즘으로 구성하며 잘 알려진 KMB[4] 혹은 TM [5] 알고리즘을 활용한다. NCM은 종단간 경비(end-to-end cost)를 참조하는 파라미터로서 절대적인 값이 아니라 최단 경로에 대한 상대적인 비를 나타내며, 리프 노드와 병합 노드 혹은 병합 노드와 병합 노드 사이의 최단 경로의 경비를 $C^*(m^T, v)$, 트리 경로의 경비를 $C^T(m^T, v)$라고 하면 종단간 정규화 경비 여유도 $NCM = C^T(m^T, v)/ C^*(m^T, v)$이다.

그림 3과 같이 R3가 새로운 리프 노드를 $v_i$ 라고 하면, $C^*(m^T, v_i)$는 리프 노드와 병합 노드까지의 최단 경로의 경비이며 $C^T(m^T, q^T)$는 병합 노드와 리프 노드에 가까운 임의의 중계 노드 RN1 까지의 경비이며, $C^*(q^T, v_i)$는 RN1과 새로운 리프 노드인 R3와의 경비라고 하면, 경비 여유도 $NCM$은 다음과 같다.

$$NCM = \frac{C^T(m^T, v_i)}{C^*(m^T, v_i)}$$

$$= \frac{C^T(m^T, q^T) + C^T(q^T, v_i)}{C^*(m^T, v_i)}$$

여기서 $C^*(m^T, v_i) \ge C^*(q^T, v_i)$

$NCM$이 1에 접근하면 DSBT는 SPT에 접근되며 $NCM$이 증가하면 병합 지역 내에서 MCT에 접근된다. 그림 3에서 점선은 $C^*(m^T, v_i)$를 반경으로 한 원이며, 원 내부의 노드와 연결되어야 트리 경비를 절약할 수 있다.
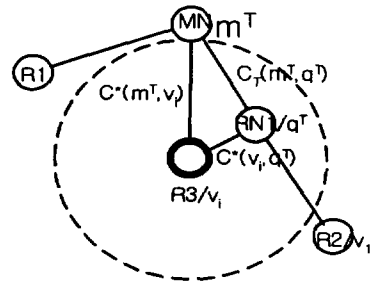
그림 3. 지역내 새로운 병합 노드 선정

DSBT에서 DS를 제외한 리프 노드의 수를 $Z$라고 하면, 병합 노드의 수 $l$은 $1 \le l < Z$이다. 또 임의의 병합 노드의 차수를 $d$라고 하면, 그 노드에 직접 연결된 자식 노드의 수 $k$는 $k \le d$와 같다. 차수가 $d$인 병합 노드에 $d$개 이상의 자식 노드가 가입하는 경우 $d$개 이하로 병합되므로 병합 노드가 관리해야 할 자식 노드에 대한 정보는 $O(d)$ 이다. DSBT는 병합 노드를 중심으로 Greedy 알고리즘을 적용하므로 병합 노드 지역내의 트리의 노드를 $V'$, 리프 노드의 수를 각

각 $k'$이라고 하면, 병합 노드의 시간 복잡도는 $O(k'V'^2)$로 $k'$과 $V'$이 그룹 전체의 $k$와 $V$에 비하여 충분히 작으므로 계산이 용이하다.

***Lemma 1*** DS와 DS에 인접한 리프 노드와 병합 노드, 병합 노드와 그 노드에 인접한 리프 노드와 병합 노드는 최단 경로로 연결된다.

증명 : 리프 노드가 DS에 직접 연결되는 경우에는 알고리즘의 스텝 II-1에 따라 최단 경로로 연결된다. 병합 노드가 연결되는 경우에는 기존의 리프 노드가 병합 노드로 변화되거나 기존의 중계 노드가 병합 노드로 변화하는 경우이다. 최단 경로상의 임의의 중계 노드 $p \in P^*(m,v_i)$도 최단 경로로 DS와 연결되기 때문에 중계 노드가 병합 노드로 변화된 경우에도 최단 경로 $P^*(m,p)$를 유지한다.

***Lemma 2*** 하나의 병합 노드 $m^T$를 중심으로 하는 영역에서 중계 노드 $q^T$를 경유하여 트리에 가입하는 경우 $m^T$와 $v_i$ 간 트리 경로의 경비를 $C^T(m^T,v_i)$, 경비 여유도를 $NCM$이라고 하면 $C^T(m^T,v_i)/ C^*(m^T,v_i) \le NCM$ 이다.

증명 : 그림 4와 같이 새로운 리프 노드 $v_i$가 중계 노드 $q^T$를 경유하여 병합 노드 $m^T$ (혹은 DS)에 가입하는 경우 그 경로 상에 있는 $q^T$와 $m^T$간의 경비를 $C^T(m^T, q^T)$, $q^T$와 $v_i$간 최단 경로의 경비를 $C^*(q^T,v_i)$라고 하면 알고리즘의 스텝 II-2에 따라 $C^T(m^T, v_i) = C^T(m^T, q^T)+C^*(q^T, v_i) \le C^*(m^T,v_i) * NCM$ 가 되므로 $C^T(m^T,v_i)/C^*(m^T,v_i) \le NCM$ 를 만족한다.
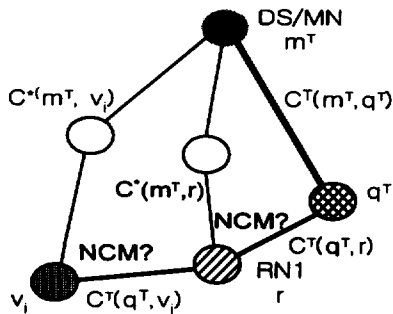
그림 4. 리프 노드 $v_2$가 병합 노드 $q^T$에 가입하는 경로

***Theorem 1*** 그룹에 가입된 리프 노드 $v_i$ 와 DS간의 최단 경로 경비를 $C^*(ds,v_i)$, 경비 여유도를 $NCM$이라고 하면, 리프 노드 $v_i$와 DS간의 최대 경비는 $C^T(ds,v_i)/ C^*(ds,v_i) \le NCM$ 이다.

증명 : Lemma 1로부터 DS와 직접 연결되는 모든 리프 노드는 최단 경로로 가입한다. DS와 하나의 병합 노드를 경유하여 연결되는 리프 노드를 $v_1$, 두개를 경유하여 연결되는 경우를 $v_2$, i개를 경유하여 연결되는 경우를 $v_i$ 라고 하면 Lemma 2로부터

$$
\begin{aligned}
C_1^T(ds, v_1) &= C^T(ds, v_1) = C^*(ds, v_1) \\
&\le C^*(ds, v_1)NCM \\
C_2^T(ds, v_2) &= C^*(ds, v_1) + C^*(q_1^T, v_2) \\
&\le C^*(ds, v_2) * NCM \\
C_3^T(ds, v_3) &= C^*(ds, v_1) + C^*(q_1^T, v_2) + C^*(q_2^T, v_3) \\
&\le C^*(ds, q_1^T) + C^*(q_1^T, v_3) * NCM \\
&\le C^*(ds, v_3) * NCM \\
C_i^T(ds, v_i) &= C^T(ds, q_1^T)+...+C^T(q_{i-1}^T, q_i^T)+C^*(q_i^T, v_i) \\
&\le C^T(ds, q_1^T) + ... + C^*(q_i^T, v_i) * NCM \\
&\le C^*(ds, v_i) * NCM
\end{aligned}
$$

으로 되어 $C^T(ds, v_i) \le C^*(ds, v_i)NCM$이므로 $C^T(ds, v_i)/ C^*(ds, v_i) \le NCM$를 만족한다.

***Theorem 2*** 경비가 양방향 모두 동일하다면 임의의 두 멤버 $u$, $v$간 최대 경비는 $C^T(u, v)/[C^*(ds, u) + C^*(ds, v)] \le NCM$ 이다.

증명 : Theorem 1로부터 임의의 리프 노드 $u,v$는 DS와 $C^T(ds, u) \le C^*(ds, u) * NCM$ 및 $C^T(ds, v) \le C^*(ds, v) NCM$를 만족하므로 양 방향 공유 트리로 연결되는 리프 노드 $u,v$는 $C^T(u, v) \le C^T(ds, u) + C^T(ds, v) \le [C^*(ds, u)+C^*(ds, v)] NCM$이므로 $C^T(u, v)/[C^*(ds, u)+C^*(ds, v)] \le NCM$ 를 만족한다.

## 4. 지연 기반 DSBT

망의 경비와 지연이 비례하지 않는 경우[3] 경비에 대하여 종단간 최소 경비 경로를 선택하더라도 최소 지연을 보장할 수 없다. 이러한 경우를 위하여 경로 배정 시 계산 파라미터로서 경비를 사용하여 경비에 대한 최적 경로를 선택하는 경비 기반 DSBT(C-DSBT)와 지연을 사용하는 지연 기반 DSBT(D-DSBT)로 구분한다. D-DSBT는 NCM 대신 정규화

지연 여유도 (Normalized Delay Margin : NDM)을 사용하며, NDM은 DS 혹은 부모 병합 노드까지 최소 지연 경로의 지연에 대한 트리 경로의 지연에 대한 비, $NCM = d^T(ds, v)/d^*(ds, v)$, 로서 지연 여유도를 표현한다. 임의의 두 리프 노드 u, $v$ 간의 종단간 지연은 $d^T(u, v)/[d^*(ds, u)+d^*(ds, v)] \le NDM$ 를 만족한다. 따라서 지연에 민감한 서비스에 대해서는 지연 기반 DSBT를 선택하고 지연에 민감하지 않은 서비스는 경비 기반 DSBT를 선택하는 것이 효율적이다.

## 5. 성능평가

### 5.1 시뮬레이션 모델

DSBT를 검증하기 위하여 시뮬레이션을 통하여 Nave 알고리즘 및 Greedy 알고리즘으로 구성되는 트리들의 성능을 비교하였다. 본 시뮬레이션에서는 공정성을 위하여 널리 사용되는 Waxman의 랜덤 그래프 생성 기법을 사용하였다[10]. 이 기법은 실제 망과 비슷한 랜덤 그래프를 생성한다. 망 노드는 2차원 좌표계에 임의로 분포하며 두 노드 사이에 링크가 존재할 확률 함수 $p(u,v)$는

$$P(u,v) = \beta \exp(\frac{-d(u,v)}{\alpha L})$$

으로 주어진다. 여기서 $d(u,v)$는 노드 $u$와 $v$ 사이의 거리를 나타내며 $L$은 임의의 노드간 최대 거리를 나타낸다. 파라미터 $\alpha$, $\beta$는 (0, 1) 범위의 값으로 $\beta$가 증가하면 노드의 평균 차수가 증가하며 $\alpha$가 증가하면 상대적으로 짧은 링크가 긴 링크에 비하여 증가하게 된다. 그림 5는 $\beta$를 0.7, $\alpha$를 0.2로 선정하였다. 선정된 그래프는 평균 링크수가 4이며, 최대 경비가 4인 경우이다.

본 시뮬레이션에서는 링크의 경비는 양 방향 모두 동일하다고 가정하였으며, 링크 위의 괄호 안의 첫번째 숫자는 경비를, 두번째 숫자는 지연을 나타낸다. 지연 d는 다음과 같다.

$$d = \lfloor 2rc \rfloor$$

여기서 r은 랜덤 정수를, c는 경비를 나타낸다.

### 5.2 시뮬레이션 결과

그림 5의 그래프에서 임의의 1개를 DS로 지정하고 나머지 노드 중에서 멤버가 1~9일때 까지 모든 경우의 수를 적용하였다. 모든 멤버는 하나씩 추가하였다. DSBT를 평가하기 위하여 Nave 알고리즘으로 새로 추가되는 멤버가 DS와 최단 경로를 형성하도록 트리를 구성하는 SPT와 Greedy 알고리즘과 같이 새로운 멤버가 추가될 때 전체 트리의 경비가 최소로 되는 MCT를 적용해 보았다. MCT에서 새로운 멤버가 추가되는 경우 새로운 멤버와 가장 가까운 노드에 새로운 멤버를 추가하였다.
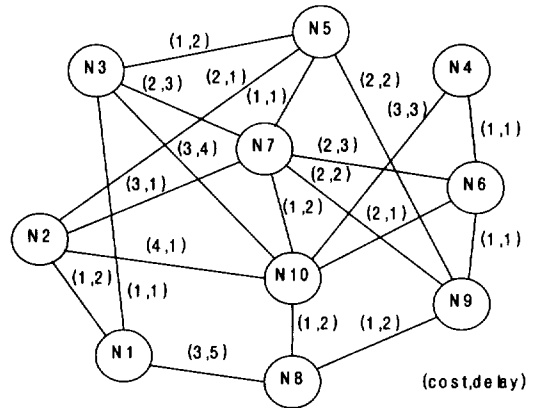
그림 5. 랜덤 그래프 (10개 노드, 평균 차수 4)

#### 트리 경비 (overall cost)

그림 6은 멤버 수에 따른 트리의 평균 경비를, 그림 7은 트리의 최대 경비를 나타낸다. DSBT는 NCM이 2.0인 경우이다. 트리의 평균 경비는 SPT의 경우가 가장 크며, DSBT는 MCT에 비하여 다소 높은 편이다. 트리의 최대 경비는 멤버가 9인 경우(DS 포함 10) MCT는 14, DSBT는 17, SPT는 19이며, 멤버가 4인 경우 최대 경비는 MCT는 10, DSBT는 13, SPT는 18이 된다. 따라서 노드 수가 10인 경우에도 최대 트리 경비가 SPT에 비하여 최대 28%까지 개선되었음을 보인다.

#### 종단간 경비 (end-to-end cost)

DSBT는 양방향 트리를 형성하므로 종단간 경비는 DS와 멤버간 경비의 합이 된다. 그림 8은 멤버 수에 따른 DS와 멤버간 평균 경비를 나타내며, 그림 9는 최대 경비를 나타낸다. DS와 멤버간 평균 경비는 멤버가 9인 경우 (DS 포함 10) MCT는 3.7, DSBT는 3.3, SPT는 2.8 이며, 멤버가 4인 경우 평균 경비는
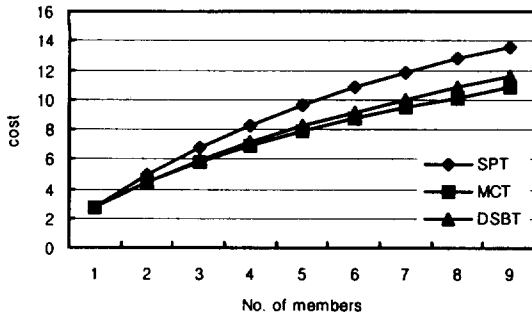
그림 6. 트리의 평균 경비
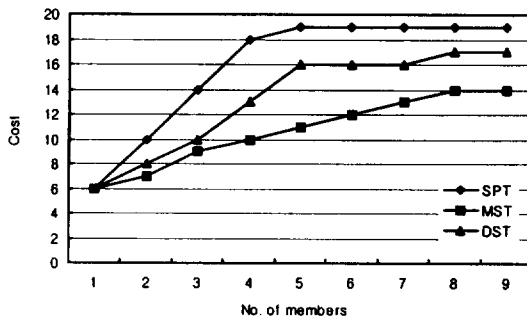
그림 7. 트리의 최대 경비
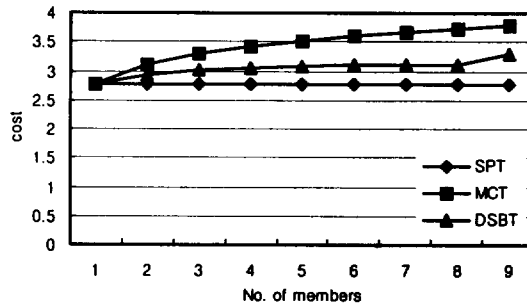
그림 8. 종단간 평균 경비
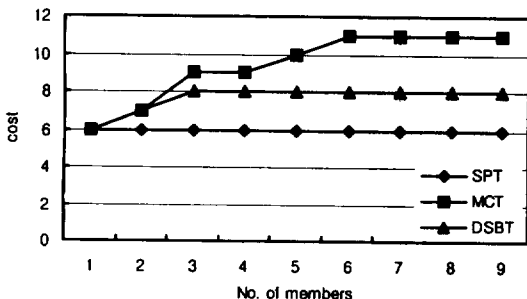
그림 9. 종단간 최대 경비

MCT는 3.3, DSBT는 3.1, SPT는 2.8 이 된다. 한편 최대 경비는 멤버가 9인 경우 MCT는 11, DSBT는 8, SPT는 6 이며, 멤버가 4인 경우 MCT는 9, DSBT는 8, SPT는 6이 된다. 따라서 DSBT는 MCT에 비하여 DS와 멤버간 경비를 최대 27% 개선하였다.

정규화 경비 여유도 (NCM)

그림 10, 11은 NCM이 1.5와 2.0인 경우를 나타내며, 그림 10은 C_DSBT에서 경비를, 그림 11은 D_DSBT에서 DS와 멤버간 지연을 나타낸다. 그림 10에서 DS와 멤버간 최대 경비는 NCM이 1.5인 경우 NCM이 2.0인 경우에 비하여 작지만 최대 트리 경비는 NCM이 2.0인 경우가 작다. 따라서 NCM이 작아지면 종단간 경비는 감소되지만 트리 경비는 증대된다. 반대로 NCM이 증가되면 트리 경비는 감소되지만 종단간 경비는 증대된다. 그림 11은 D_DSBT의 경우를 나타내며, NDM에 따라 지연이 증가되지만 최대 지연은 $d^*(ds, v)NDM$을 만족한다. 그림 12는 C_DSBT에서 NCM에 따른 트리의 최대 경비와 SPT에서 최대 경비를 나타낸다. NCM이 증가되더
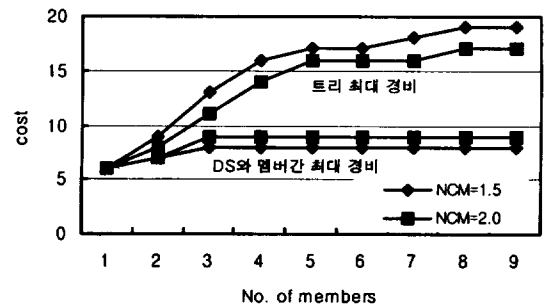
그림 10. C_DSBT에서 경비와 지연
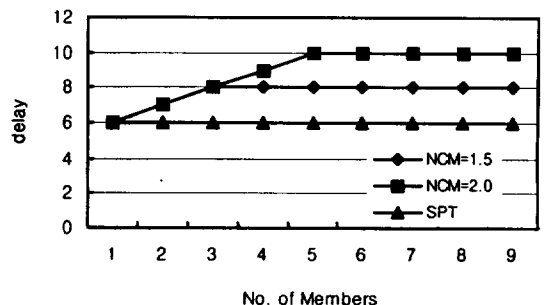
그림 11. D_DSBT에서 NCM에 따른 DS와 멤버간 최대 지연과 SPT에서 최대 지연
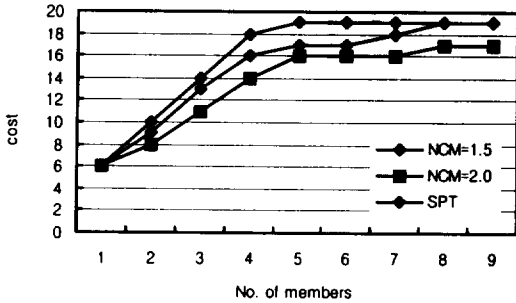
그림 12. C_DSBT에서 NCM에 따른 트리의 최대 경비와 SPT에서 최대 경비

라도 SPT에 비하여 최대 트리 경비가 같거나 작음을 보여 준다.

멤버 수에 따른 트리의 평균 경비 및 최대 경비는 MCT가 가장 좋으며, DSBT는 MCT보다 트리의 평균 경비 및 최대 경비는 증가하지만, DS와 멤버간 최대 경비는 SPT에 비하여 27%까지 개선 된다. DSBT는 SPT에 비하여 트리의 종단간 평균 경비 및 종단간 최대 경비는 증가하지만, MCT에 비하여 트리의 최대 경비를 28% 개선하였다. 또 D_DSBT에서 NDM에 따라 종단간 지연을 제한할 수 있었다. 또 NCM이 증가하면 전체 트리 경비가 감소되며 NCM이 감소되면 종단간 경비가 감소되었다.

## 6. 결 론

본 논문에서는 대규모의 동적 멀티캐스트를 효율적으로 제공하기 위한 국부적 경로 배정 방법인 주 송신원 기반 트리 (Dominant Source-Based Tree : DSBT)를 제안하였다. DSBT는 기존 알고리즘들과 달리 DS와 NCM을 도입하여 그룹 생성자가 요구하는 NCM에 따라 종단간 지연과 전체 트리 경비를 상대적으로 제한할 수 있다. DBST는 다수의 송신원 중 DS를 중심으로 하는 트리를 생성하며, 병합 노드간 SPT를 형성하므로 MCT에 비하여 종단간 지연이 기본적으로 감소된다. 새로운 노드가 트리에 가입할 때 병합 노드를 중심으로 한 지역별로 트리를 구성하므로 전체적인 경로 배정에 비하여 시간 복잡도 및 관리해야 할 자식 멤버의 정보를 줄일 수 있다.

실시간 서비스와 같이 지연에 대한 QoS 요구가 높은 경우 MCT를 선정할 때 정규화 지연 여유도를 적용하면 지연 여유도를 만족하면서 경비를 절감하는 트리를 용이하게 구성할 수 있다. DS와 임의의 두 리프 노드 $u$, $v$간 최단 경로의 경비를 각각 $C^*(ds, u)$, $C^*(ds, v)$, 정규화 경비 여유도를 $NCM$이라고 하면 두 노드간의 경비 $C^T(u, v)$는

$$\frac{C^T(u,v)}{C^*(ds,u)+C^*(ds,v)} \le NCM$$

으로 제한됨을 보였다.

랜덤 그래프로 생성된 10개의 노드를 갖는 망에서 컴퓨터 모의 실험 결과 DSBT는 SPT에 비하여 트리의 경비를, MCT에 비하여 종단간 경비를 개선하였다. 실험 결과로부터 NCM 설정에 따라 전체 트리 경비와 종단간 경비를 제한할 수 있음을 알 수 있다. 또, D_DSBT에서 DS와 멤버간 최대 지연이 $d^*(ds, v)NDM$을 만족하여 NDM에 따라 종단간 최대 지연을 제한할 수 있음을 보였다.

## 참 고 문 헌

[1] Bin Wang and Jennifer C. Hou, "Multicast Routing and Its QoS Extension: Problems, Algorithms," and Protocols, IEEE Network, pp. 22-36, January/February 2000.

[2] R.C. Prim, "Shortest connection networks and some generalizations," BSTJ, vol. 36, pp. 1389-1401, Nov. 1957.

[3] V.P. Kompella, J.C. Pasqualla, and G.C. Polyzos, "Multicast routung for multimedia communication," IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 1, pp. 286-292, June 1993.

[4] L. Kou, G. Markowsky, and L. Berman, "A Fast algorithm for steiner trees," Acta Informatica, vol. 15, pp. 141-145, 1981.

[5] H. Takahashi, and A. Matsuyama, "An approximate solution for steiner problem in graphs," Math. Japonica, vol. 24, pp. 573-577, 1980.

[6] Mehrdad Parsa et al., "An iterative algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting," IEEE/ACM Trans. On Network. vol. 6, no. 4, Aug. 1998. pp. 461-474.

[7] George N. Rouskas, and Ilia Baldine, "Multicast

routing with end-to-end delay and delay variation constraints," IEEE J. Select. Areas in Commun., vol. 15, no. 3, pp. 346-356, Apr. 1998.
[8] George Apostolopoulos et al., "Quality of service based routing: A Performance Perspective," SIGCOMM'98, pp. 17-28, 1998.
[9] Matthew Doar and Ian Leslie, "How Bad is Nave Multicast Routing," INFOMCOM'93, pp. 82-89, Mar. 1993.
[10] B M. Maxman, "Routing of multipoint connections," IEEE J. Select. Areas in Commun., vol. 6, pp. 1617-1622, Dec. 1988.
[11] Byung Han RYU, M. MURATA and H. MIYAHARA, "A Dynamic Application-Oriented Multicast Routing for Virtual-Path Based ATM Networks," IEICE Trans. Commun., vol. E80-B, no. 11, pp. 1654-1663, Nov. 1997.
[12] Debasish Chakraborty, et al., "Cost Minimization for Dynamic Multicast without Rerouting," Proc. INET'99, 1999.
[13] Ehud Aharoni and Reuven Cohen, "Restricted Dynamic Steiner Trees for Scalable Multicast in Datagram Networks," INFOMCOM'97, pp. 876-883, Apr. 1997.
[14] H.S. Nam, D.Y. Kim, and K.O. Lee, "A Localized Routing Tree for Dynamic Multicast," Proc. APCC2000, pp. 810-814, Oct. 2000.
[15] T. Ballardie, P. Francis, and J. Crowcroft, "Core based trees (CBT), ACM SIGCOMM," pp. 185-195, 1993.
[16] Clay Shields and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "The ordered core based tree Protocol," IEEE INFOCOM'97, Apr. 1997.
[17] Estin, D., et al., "Protocol independent multicast Sparse Mode (PIM-SM)," RFC2117, June, 1997.

**남 홍 순**

1987년 2월 서울시립대학교 전자공학과 졸업(공학사)
1987년 3월~현재 한국전자통신연구원 선임연구원
1998년 3월~현재 충남대학교 정보통신공학과 석사과정
관심분야 : 트래픽 제어, 멀티캐스팅

**김 대 영**

1975년 2월 서울대학교 전자공학과 졸업(공학사)
1977년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과 졸업(공학석사)
1983년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과 졸업(공학박사)
1979년 3월~1981년 8월 독일 Aachen 공대, Hannover 공대 연구원
1987년 8월~1988년 8월 미국 University of California, Davis 객원연구원
1983년 5월~현재 충남대학교 정보통신공학과 교수
관심분야 : 콤퓨터 네트워크, 멀티미디어

**이 규 욱**

1980년 2월 한국 항공대학교 전자공학과 졸업(공학사)
1990년 3월 미국 Northern Illinois University 산업공학과 졸업(공학석사)
1988년 10월~1990년 5월 미국 AT&T Bell Labs 교환연구원
1979년 12월~현재 한국전자통신연구원 책임연구원(교환응용팀장)
관심분야 : 신뢰성공학, 망 설계, 전자교환